PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number:

2003-114817

(43) Date of publication of application: 18.04.2003

(51)Int.Cl.

G06F 12/00 G11B 7/007 G11B 20/12 HO4N 5/85

(21)Application number: 2001-342145

(71)Applicant: TOSHIBA CORP

(22)Date of filing:

07.11.2001

(72)Inventor: ANDO HIDEO

TAKAHASHI HIDEKI

MIMURA HIDENORI

(30)Priority

Priority number: 2001236731

Priority date: 03.08.2001

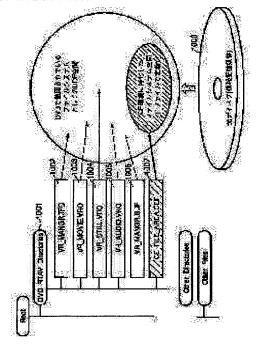
Priority country: JP

(54) INFORMATION STORAGE MEDIUM AND INFORMATION RECORDING METHOD

(57) Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To provide an information storage medium which can make use of individual advantages of a plurality

SOLUTION: An information storage medium (1) has a logical space managed by a predetermined file system, wherein the logical space is managed by either one of two different types of file systems and a file (1007) to designate a space area of the other file system is provided in the logical space.



(19) 日本國格群庁 (JP)

€ 公報 캒 华 噩 **袋**(II)

特開2003-114817 (11)特許出願公開番号

(P2003-114817A)

(43)公開日 平成15年4月18日(2003.4.18)

(51) Int.Cl.7		10000000000000000000000000000000000000	F.		*	*1-1-
G06F	12/00	520	G06F	12/00	520J	5B08
G11B	3 7/007		G11B	1/00/		5 C 0 5
	20/12			20/12		5 D 0 4
H04N	2/82		H 0 4 N	2/82	2	5 D 0 9

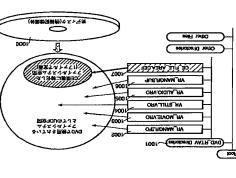
(全23頁) 議が風の数2 01 医全殖 潜水 有

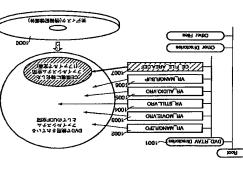
(21) 出願番号	特爾2001-342145(P2001-342145)	(71) 出國人 000003078	8700003078	
			株式会社東芝	
(22) 出顧日	平成13年11月7日(2001.11.7)		東京都港区芝浦一丁目1番1号	
		(72)発明者	安東 秀夫	
(31)優先権主義番号	(31)優先権主義番号 特額2001-236731(P2001-236731)		神奈川県川崎市幸区柳町70番地 株式会社	试会社
(32)優先日	平成13年8月3日(2001.8.3)		来对杨町華業所内	
(33)優先権主張国	日本 (JP)	(72) 発明者	高橋 粉樹	
			神奈川県川崎市幸区柳町70番地 株式会社	式会社
			東芝柳町事業所内	
		(74)代理人	(74)代理人 100058479	
			弁理士 鈴江 武彦 (外6名)	
			最終到	最終買に続く

(54) 【発明の名称】 情報記憶媒体及び情報記録方法

(57) [要約]

【課題】複数のファイルシステムの夫々の長所を生かす ことが可能な情報記憶媒体を提供すること。 【解決手段】所定のファイルシステムで管理される論理 空間を有する情報記憶媒体(1)であって、異なる2種 類のファイルシステムのどちらか一方のファイルシステ ムで前記論理空間が管理され、この論理空間上に他方の ファイルシステムの空間領域を指定するためのファイル (1007)を有する。





【請求項1】 所定のファイルシステムで管理される論理 空間を有する情報記憶媒体であって、

上に他方のファイルシステムの空間領域を指定するため イルシステムで前記論理空間が管理され、この論理空間 異なる 2 種類のファイルシステムのどちらか一方のファ

アイルシステムのどちらか一方のファイルシステムで前 【請求項2】 所定のファイルシステムで管理される論理 空間を有する情報記憶媒体に対して、異なる2種類のフ 記論理空間を管理し、この論理空間上に他方のファイル システムの空間領域を指定するためのファイルを記録す のファイルを有することを特徴とする情報記憶媒体。 ることを特徴とする情報記録方法。

【発明の詳細な説明】

[0001]

関する。また、この発明は、所定のファイルシステムで **管理される論理空間を有する情報記憶媒体に対して情報** [発明の属する技術分野] この発明は、所定のファイル システムで管理される論理空間を有する情報記憶媒体に を記録する情報記録方法に関する。

【従来の技術】情報記録媒体(光ディスク)に適合した ファイルシステムとしてUDF (Universal Disk Form April 3, 1998Optical Storage Technology at)規格が存在する。このUDF規格の詳細は、「Uni versalDisk Format Specification Revision 2.0

Disk) に関するファイルシステムは、このUDF規格を 【0003】現在、全てのDVD (Digital Versatile Association」に記載されている。 採用している。

[0004]

【発明が解決しようとする課題】DVD規格において、 以下(1)~(3)に示すような問題がある。

し辛い安定なシステム(情報記録再生装置または情報再 【0005】(1) UDFで規定されているファイルシ を解決するため、CE (Consumer Electronics) 市場 に特化した簡単な構造を持つファイルシステムを導入す ると、情報記録再生装置または情報再生装置の記録・再 生処理が大幅に簡素化され、ソフトミス(バグ)が発生 ステム構造は複雑なため、処理が煩雑となる。この問題 生装置)が提供できる。

【0006】(2) しかし、CE市場に特化した独自の い。従来のDVDアプリケーションは光ディスク上にA このため、CE市場に特化した独自のファイルシステム では既存のDVDアプリケーションファイルを取り扱う Vファイルを記録する場合に、UDFを採用している。 ファイルシステムでは従来のDVDファイルを扱えな

20 の混在環境を想定しており、DVDアプリケーション規 【0007】 (3) DVD規格ではPC/AVファイル

特開2003-114817

ව

格により定義されているファイルだけでなく、ワープロ

専用のファイルシステムではPCファイルの取り扱いが や表計算ソフトのファイルなどを一つのディスク上で統 -的に扱える環境を提供することが望まれている。AV

ためになされたものであり、複数のファイルシステムの 夫々の長所を生かすことが可能な情報記憶媒体及び情報 記録方法を提供することにある。

[0008] この発明の目的は、上記問題点を解決する

頃雄になる。

に特化した簡単な構造を持つファイルシステムの採用を プリケーションファイル及びPCファイルの取り扱いを 【0009】つまり、同一の情報記憶媒体上でCE市場 可能とし、同時に同じ情報記憶媒体上で既存のDVDア 可能とする。 70

[0010]

【課題を解決するための手段】上記課題を解決し目的を 達成するために、この発明の情報記憶媒体及び情報記録 **方法は、以下のように構成されている。** 【0011】(1) この発明の情報記憶媒体は、所定の ステムで前記論理空間が管理され、この論理空間上に他 ファイルシステムで管理される論理空間を有し、異なる 2種類のファイルシステムのどちらか一方のファイルシ **方のファイルシステムの空間領域を指定するためのファ** イルを有する。

20

[0002]

[0012] (2) この発明の情報記録方法は、所定の ファイルシステムで管理される論理空間を有する情報記 意媒体に対して、異なる 2 種類のファイルシステムのど し、この論理空間上に他方のファイルシステムの空間領 ちらか一方のファイルシステムで前記論理空間を管理

域を指定するためのファイルを記録する。 0013

【発明の実施の形態】まず、この発明のポイントを列記

【0014】(1) UDFとCE市場に特化した独自の ファイルシステムと言う異なる 2 種類のファイルシステ

【0015】(2)異なる2種類のファイルシステムの どちらか一方のファイルシステムで情報記憶媒体上の論 理空間を管理させ、その論理空間上に他方のファイルシ 【0016】 (3) AV特化のファイルアロケーション ステム空間領域を指定するためのファイルを定義する。 ムを同一情報記憶媒体上に共存記録させる。 6

[0017] (4) UDFのファイルシステムドライバ を持たなくてもUDF上のファイル操作が可能な仕組み

に関して強い制限を設けることでCEの負荷を軽減す

【0018】以下、この発明の実施の形態について図面

テムとDVDで使用されているUDFとの間の共存方法 【0019】図1は、CE環境に特化したファイルシス を参照した説明する。

-2-

+

イル群はUDFで直接管理される。それに対して、CE リアはUDF上に定義されるもののUDFとは別のCE うな機能を持つ。すなわち、このファイルはコンテンツ サイズに応じて変わるのではなく、まずは領域として確 えてもファイルサイズ及び占有しているアドレス位置は もし、ファイルサイズを変更する場合には以降に示すよ 定義されるファイルCE_FILE_AREA. CEF FILE_AREA. CEFはファイルの占有するエ 環境に特化したファイルシステム空間を内部に持ってい CEFはファイルではあるが1つのパーティションのよ 保されるだけである。この領域確保の時だけUDF上に ファイル登録される必要があり、いったんUDF上にフ アイル登録された後は、このファイル内の情報を書き換 5、VR_MANGR. BUP1006) に加之新規に 【0020】この実施例では従来のVideo記録用フ 1007が置かれている。従来のVideo記録用ファ ァイル群(VR_MANGR、IFO 1002、VR ることを特徴とする。このCE_FILE_AREA. 変化しない。すなわち、UDF上は不変の領域となる。 _MOVIE. VRO 1003, VR_STILL. VRO1004, VR_AUDIO. VRO 100 うに特別のプロセスを経ることが必要となる。

F論理アドレス空間上で各種ファイルの配置設定方法を 合には連続性がとぎれてしまう。このため、再生時のバ 調整する。例えば、DVD-RAMの場合には連続性が ることが可能である。記録時に新たに発見された欠陥を スキップする場合には発見された時点で必要十分なCD うなリアルタイム処理の方法についてはセットの作り方 【0021】図2は、図1で示した方法において、UD ーション上はセクタ単位の割り当てとする。この例のセ クタサイズは2KBである。次にDVDオブジェクトフ ァイル(画像用ファイル)は不連続部分を含有する連続 領域であるCDA(Contiguous Data Area)の最小サイズ が2MBであり、CDA中に欠陥セクタ等が含まれる場 ッファーアンダーランを防止するためにCDAサイズを 他のファイルが入る、場合がある。CDAサイズを 計算するためにはこれらの不連続点の数(セクタ数)と 分布を考慮することが必要である。記録時に新たに発見 された欠陥が無い場合には、配録位置に関する情報をホ ストはあらかじめ入手できるのでCDAサイズを計算す Aサイズを求めるためには再計算が必要となる。このよ リケーションの管理ファイルについて、ファイルアロケ 比較したものである。まず、PCファイルとDVDアプ とぎれてしまう場所は、欠陥セクタ、ゾーンバウンダ

40

によるが、記録された結果が、再生時にバッファーアン ダーランを発生させない状態になっていればよい。

ームレスは条件となっていない。例えば、記録データの から、不連続箇所を含むとその場所でExtentの分 【0022】DVDオブジェクトファイルの場合には記 ンが必要となっているが、記録後に編集した場合にはシ ent (ファイルの部分であり、1つ以上のExten れはExtentが定義上連続であることになっている 録時にはシームレス再生を保証するようなアロケーショ **一部を削除する場合には2KB単位(セクタ)で処理す** ることが可能である。また、CDAとUDF上のExt 1を結合して1ファイルが構成される)との関係は、1 割が必要となるからである。また、DVDオブジェクト ファイルの場合にはCDAの境界位置はいくらでも動き つのCDAは1つ以上のExtentで構成される。こ

10

は、K≥2MB、M≥2MB、N≥2MBを満足する限 り、2KBの整数倍として任意の値に設定される。CD イズN3=N、且つN2≧2MB、N3≧2MBの関係 【0023】図3は、図1で示した方法でのUDF論理 く、1個以上のExtentから1個のCDAを構成する。2 K B 単位でのファイル内の追加/解放が可能である。例 えば、CDA#3に含まれるデータ(サイズN1)の部 分削除に伴い、CDA#3が、CDA#3aとCDA# ズN1+CDA#3aのサイズN2+CDA#3bのサ 3 b に分断されることがある。なお、削除データのサイ アドレス空間上でのDVDオブジェクトファイルの配置 設定方法の例である。DVD Object File 位置を指定 するCDA (あるいはExtent) のサイズ (K, M, N) AサイズとExtentサイズは必ずしも一致する必要は無

30

トファイルの基本単位であるCDAを固定サイズ(4M B以上)として扱う。ただし、CDAサイズをあまり小 ので、例えば4MBとする。更に大きなサイズを割り当 てることも可能であるが、基本単位があまり大きいと今 度はディスクの使用効率が悪くなる。このCE特化のフ アイルシステム内ではPCファイルが入り込むことは無 いのであらかじめ固定サイズ単位の領域をあらかじめ設 定しておくことが可能である。例えば4MB単位とした 場合には、CDAの境界は4MB単位に存在し変化しな い。言い方を変えると、このファイルサイズは4MBの 【0024】これに対してCE環境に特化したファイル システム空間を表すファイル内では、DVDオブジェク さくすると再生時のバッファーアンダーランが発生する 倍数になっている。

A空間を表すファイルの配置設定方法の例である。CE [0025] 図4は、図1に示した方法でのUDF論理 アドレス空間上でのCE環境に特化したファイルシステ FILE_AREA. CEF77110 Entry

=FE (AD (L, D), AD (L, E), AD (L,

20

E+L) , AD (L, F) , AD (L, F+2L)) C ズが一定(4MB以上)。CE環境に特化したファイル システム空間内での擬似ファイル $(AV_FILE_0$ は、CDAサイズの整数倍とし、ディスク状の配置場所 はCDAの配置場所と一致させる。AV擬似ファイルは DAサイズとExtentサイズは等しく、全てのCDAサイ 1. MPG/AV_FILE_02. MPG) #4x 固定長CDA単位での追加/解放を行う。

ルと擬似ファイルの表示例説明図である。ここに示した 再生を行うためにはディスク上のアロケーションに工夫 ル内のCEファイル群を見るためには、特別のファイル Viewerを介する必要がある。また、このようにC E_FILE_AREA. CEF内はファイル群で構成 されているので、必要があれば、各ファイルをUDFか ら直接見える領域に取り出すことが可能である。一度U DFから直接見える場所に取り出されたファイルなら通 常のPC上のファイル操作でコピー、移動操作すること **CEFに戻すことも可能である。基本的に、シームレス** が必要であるため、CE_FILE_AREA. CEF に取り込む時点で、特別なアロケーションツール介して 【0026】図5は、図1に示した方法での各種ファイ 内部はファイル構成をとっており、PC上でこのファイ ようにCE_FILE_AREA. CEFについては、 が可能となる。また、逆にCE_FILE_AREA. 行うことになる。

【0027】にこで、CE環境に特化したファイルシス テム及びUDFの両者のメリットの比較、及び同一記憶 媒体上に両者を共存させる意義についてまとめる。

【0028】CE環境に特化したファイルシステムを採 せ、最適で簡素なファイルシステムにして、制御用ソフ トウェアのコンパクト化を図ることができる。このファ 用するメリットとしは以下のようなものが挙げられる。 イルシステム内でのPCファイルの混在記録を禁止し、 【0029】(1)使用目的をAV情報記錄に特化さ 制御ソフトウェアを簡素化する。

【0030】(2) CE環境に特化し、コンパクトなフ アイルシステムコンポーネントを構築し、上位レイヤー での統合活用を可能にする。上位レイヤーでのPCファ イルとの共存を可能とする。 [0031] ファイルシステムとしてUDFを採用する 【0032】 (1) 現行DVD規格に基づいて作成する メリットとしては以下のようなものが挙げられる。 AV情報の記録が可能となる。

釈することに比べて遙かに容易である。

【0034】(3)既に製品化されたDVD関連製品の [0033] (2) PCファイルの混在記録が可能とな ファイルシステムに関する制御部の有効活用が可能とな 【0035】同一記憶媒体上に両者を共存させることに より、両者のメリットを引き出すことができる。

20

特開2003-114817

€

[0036] CE_FILE_AREA. CEF&7" ケートするときの制限として次のようなものが考えられ

[0037] (1) 再配置を禁止する

ある。UDFに対して再配置が禁止されれば、割り当て 報をファイル内に持って、その中だけで処理することが と配置がずれてしまうので、ファイルタイプ249ある Number)などファイルとして割り当てられている領域情 別えば、ファイルシステムレベルでデフラグなどを行う ハはDVD専用に新規番号の割り当て、Non-Relocatab∣ sに設定しておくなど、UDF上の特別な管理が必要で られた領域が変化しないのでLSN (Logical Address 可能となる。 10

ばUDFを解釈することなく、CEは記録再生処理を行 ファイルのスタートアドレスを固定にすることができれ 【0038】(2)ファイルのスタートアドレスを固定

全Extentの位置情報を1ファイルに集めて置いて [0039] (3) CE_FILE_AREA. CEF の構成を示すファイルを別定義して配置

うことができる。

[0040] 図6は、CE_FILE_AREA. CE Fのファイルサイズの拭大(縮小)例である。 ファイル は、1つ以上の領域によって構成されており、それぞれ の領域は、固定長しの倍数を単位としてサイズが可変に

&FileStructure (ポリューム&ファイル 【0041】図7は、UDFによる従来のVolume

て、図8で示したようにCE_FILE_AREA. C EFを適切に設定することでUDFの解釈を大幅に減ら して、Volume&FileStructureを読 riggerファイルを定義することにより装置はUD iggetファイルの解釈は必要であるが、UDFを解 み出すことが可能となる。ここでは、固定LSNに配置 とで、このTriggerファイルをサーチしてUDF の解釈を不要にした例を示している。Triggerフ アイルとは、図10に示したようにCE_F1LE_A REA. CEFの位置情報を示したものである。このT Fを解釈しなくてもファイルの位置が特定できる。Tェ したTrigger(トリガー)ファイルを定義するこ ストラクチャー)の読み出し手順である。これに対し 30 40

[0042] 図11~図13にTriggerファイル の活用例を示した。例えばTriggeェファイルであ れておりそこからMセクタ分をTriggerファイル るか否かを確認するために定義している識別子256パ イトがあれば轍別誤りが発生する確率が十分小さい。こ のバイト数は必要に応じて小さくしてもよい。 Trig Seェファイルはあらかじめ決めた固定LSNに配置さ

255) が飄べられる (ST24)。Triggerフ イルの位置が確認される。まず、固定LSNからはじめ ファイルであることが確認されると (ST13)、分割 4)、ファイルの位置が確認される (ST15)。 必要 タが読み出せない場合には、次のECC (Error Correc S) 、分割領域数 (RBP256~257) が確認され のセクタが読み込まれ (ST11)、識別子 (RBP0 tionCode) ブロックの先頭セクタが読み出される(ST YES) 、エラーとなる (ST23)。 規定のアドレス 7)。 必要に応じて2セクタ目以降が読み込まれる (S ~255) が調べられる (ST12)。 Trigger 【0044】続いて、図12を参照して、はじめのセク タが読み出せない場合について説明する。はじめのセク **【0043】図11に示すように、Triggerファ** 領域数 (RBP256~251) が確認され (ST1 に応じて2セクタ目以降が読み込まれる(ST16)。 21)。 規定のアドレスを超える場合には (ST22、 以下であれば(ST22、NO)、識別子(RBP0~ (ST26)、ファイルの位置が確認される(ST2 アイルであることが確認されると(ST25、YE

除を行う場合の処理について説明する。追加削除可能な 【0045】続いて、図13を参照して、領域の追加削 単位に注意してUDF上で領域追加削除が処理され(S T31) 、これにあわせてTriggeェファイルが変 更される (ST32)。 [0046] 図9では、CE_FILE_AREA. C て示している。CE_FILE_AREA. CEFはは かじめ決められた固定LSNから始まるあらかじめ決め られたMセクタ分である。このようにいったんTrig EFの割り当てとWRITE/READ処理方法につい じみにUDFでLBN (Logical Block Number) 内に割 り当てられる。割り当てられた後、ファイルの位置情報 り、Triggeェファイルの置かれている位置はあら 8eェファイルが生成されれば、CE装置ではUDFを 解釈するのではなくTriggerファイルからCE_ アプリケーション内で使われるアドレス(ADAP:M dress in Application) を決定し (ST92)、このA DAPをLSNに変換し (ST93)、変換されたLS iggerファイルもUDFに配置されたファイルであ をTriggerファイルに記録する。この例ではTr FILE_AREA. CEFを認識して (ST91)、 NによりWRITE/READが可能となる(ST9

9

20 ファイルは実体のファイルであるCE_FILE_AR 【0047】自由度を大きくするためにTrigger

アイルに記録される内容があってもよい。その場合CE _FILE_AREA. CEFの先頭LSNが固定であ EA.CEFから分離した。しかし、CE_FILE_ AREA. CEF内 (例えば先頭) にTriggerフ ればCE装置にとって有利である。

ちドライブコマンド制御部を介してドライブをコントロ 【0048】上記の仕組みをシステムとして構成した例 **一ル可能である。例えば、はじめにディスクの全領域を** CE_FILE_AREA. CEFとしてしまえばそれ 以降全くUDF管理を行うことなく簡易なシステム制御 A. CEFを扱うためのLocal FSドライバを持 が図14である。ホストではCE_FILE_ARE が可能となる。

[0049] また、CE_FILE_AREA. CEF アサインすることにより、UDFの変更を不要にするこ をDVD_RTAV Directories1001全体に予め ともできる。

トを参照して、CE_FILE_AREA. CEF空間 に対する記録、CE_FILE_AREA. CEF空間 の追加、CE_FILE_AREA. CEF空間の縮小 [0050]以下、図17~図19に示すフローチャー

20

などについて説明する。

【0051】最初に、図17に示すフローチャートを参 照して、CE_FILE_AREA. CEF空間への記 ルを参照の上、未記録CDAが探され(ST41)、未 記録CDAに対してスタートポイントがセットされ(S T42)、記録が開始される (ST43)。未記録CD 追加処理 (Triggerファイル再設定) が実行され プリケーションエンジンからUDFドライバに対した追 加が指示される (ST51)。これに伴いファイルの実 【0052】続いて、図18に示すフローチャートを参 照して、未記録CDAの追加処理をまとめる。まず、ア 体が拡張される (ST52)。 つまり、Trigger 緑処理についてまとめる。まず、Triggerファイ Aの残容量が所定容量を下回ると(ST44、NO)、 る (ST46)。記錄が継続されている間 (ST45、 YES)、ST44~ST46の処理が繰り返される。 ファイルが変更される。 30

CEFのサイズの縮小は、例えば、UDF上のデータが ソエンジンからUDFドライベに縮小が指示される(S T61)。これに伴いCE_FILE_AREA. CE Fが解釈され空きが調査され (ST62)、ファイルの 実体が縮小される (ST63)。 つまり、Trigge 照して、CE_FILE_AREA. CEFのサイズ縮 満杯になったときに実行される。まず、アプリケーショ 【0053】続いて、図19に示すフローチャートを参 小処理について説明する。CE_FILE_AREA. r ファイルが変更される。 【0054】図15に図1とは異なる本発明の他の実施 例を説明する。図1ではUDF空間をベースとし、その

9

特開2003-114817

ステムで前記論理空間が管理され、この論理空間上に他 【0059】(1) この発明の情報記憶媒体は、所定の ファイルシステムで管理される論理空間を有し、異なる 2種類のファイルシステムのどちらか一方のファイルシ **方のファイルシステムの空間領域を指定するためのファ** 効果についてまとめる。

化したファイルシステム空間"に割り当て、CE環境に

ば"UDF_FILE_AREA.UDF"と言う名の

F空間"を割り当てる。

スク(情報記憶媒体)上の全論理空間を"CE環境に特 **特化したファイルシステム空間をベースにする。そして** "C E 環境に特化したファイルシステム空間"内に例え ファイルを定義して、そのファイルの配置場所としてD VDで使用されているファイルシステムとしての"UD 【0055】図15に示した方法での各ファイルの記録 方法を図16に示した。図15の方法を採用した場合に は図16に示すように、光ディスク(情報記憶媒体)上 上)のCDAで等分割し、記録ファイルの配置場所をそ すなわちUDF空間を割り当てるためのファイルである **置とサイズはこの固定サイズで有る1個のCDAまたは** 【0056】図16に示した実施例ではCDA#24~ CDA#26の場所を割り当てている。すなわちこのC DA#24~CDA#26の総囲内がUDF空間として 確立される。CDA#24~CDA#26の範囲内を更 に2 k B単位で分割してUDF空間内のアドレスである 相対的なLBN(Logical Block Number)を割り当て

ステム空間を構築した。それに対して図15では光ディ

中にファイル定義によりCE環境に特化したファイルシ

ファイルシステムで管理される論理空間を有する情報記 憶媒体に対して、異なる 2 種類のファイルシステムのど 【0060】(2)この発明の情報記録方法は、所定の し、この論理空間上に他方のファイルシステムの空間領 ちらか一方のファイルシステムで前記論理空間を管理 10

【0061】上記構成により、下記の作用効果が得られ 域を指定するためのファイルを記録する。

の全論理アドレス空間上を固定サイズ (例えば4MB以

のCDA位置を基準として割り当てる所に特徴が有る。 " UDF_FILE_AREA. UDF 2006" の位

のファイルシステム領域間の境界位置を移動させる必要 が発生する。本発明では情報記憶媒体上の論理空間を管 理するファイルシステム側で他方のファイルシステム空 間領域を指定するためのファイルサイズを変更するだけ イルの追加を繰り返すと一方の領域が狭くなり、2種類 事前に2種類のファイルシステム領域を設定するがファ で容易に境界位置の移動が可能となる。つまり、追記 【0062】(1)追記(境界位置の移動含む)処理

20

複数のCDAを割り付ける。

【0063】(2)既存DVDアプリケーション規格上 ステム上に構築されるアプリケーションファイル間の記 のAVファイルとCE市場に特化した独自のファイルシ (境界位置の移動含む) 処理の容易性が高い。

2種類のファイルシステム領域が完全に分離され、基本 的に一方のファイルシステム上の記録・再生処理が他方 のファイルシステムに影響を及ぼす事が内ので両者間の 記録再生の容易性が高い。

30

対するCDAは2MB以上の可変(但し2kB単位での

る。DVDの Object File (例えば"VR_MOVIE.

VRO"ファイル) はこのUDF空間内にのみ配置可 能となる。図2に示したように DVD Objectfile に 変更) サイズで割り当てられ、このファイルの File En

は上記の相対的なLBN(Logical Block Number)を [0057] CE環境に特化したファイルシステム空間 上での一般ファイル位置も固定サイズのCDAを基準と

用いて記述される。

try 内の Allocation Descriptor で示される Extent

ク)で実現されているようにUDFで定義された輪理空 間上にPCアプリケーションファイルを記録することは 現存のD V D 規格に準拠した情報記憶媒体 (光ディス [0064] (3) PCアプリケーションファイル

容易となる。

現存のDVDプレーヤーやDVDレコーダーはUDF上 で処理できるようにシステムアップされているので、U DF領域に関して既存のDVDライティングソフトで記 [0065] (4) 既存のライティングソフト 40

2005"がAVファイル(映像または音声情報に関係

1.MPG 2004" & "AV_FILE_02.MPG

して設定される。図15における"AV_FILE_0

した Object File) を意味し、"TOC_FILE.I

がその Object Filesに関する管理情報が記録された管 理ファイルになっている。Object File で有る"AV_ .02.MPG 2005" に対する属性情報が記録され

FO 2001" & "AV_MANG.MNG 2002"

で処理できるようにシステムアップされているので、U 現存のDVDプレーヤーやDVDレコーダーはUDF上 【0066】(5)既存のファイルシステムドライバー DF領域に関して既存の既存のファイルシステムドライ 録可能となる。

FILE_01.MPG 2004" 及び "AV_FILE

本発明では情報記憶媒体上の論理空間を管理するファイ ルシステム側で"ファイル位置指定"の形で他方のファ [0067] (6) アロケーションロジック 20

-5-

【0058】ここで、上記したこの発明の構成及び作用

ILE.IFO 2001"内に記録されている。

クト間の再生手順を示す)に関する情報が"TOC_F

たファイルが"AV_MANG.MNG 2002"で有 り、全体のTOC (Table of Contents : 各オブジェ

6

イルシステム空間領域を指定するためアロケーションロ

【0068】(1) ファイルシステムードライバーの簡

ジックが単純化される。

ファイルシステムードライバーの簡素化を図ることがで

[0069] (8) デスト

DF空間上でのテストソフトとして既存のソフトが使用 現存のDVDプレーヤーやDVDレコーダーはUDF上 で処理できるようにシステムアップされているので、U できるのでUDF空間上でのテストが非常に容易とな

アプリケーション上の部分消去とFS管理への連携容易 【0070】(9)部分消去とFS管理 性が確保されている。 【0071】次に、図20~図29を用いてファイルシ ステムの一方式としてのUDFについて説明する。

<<UDFとは何か>>UDFとは Universal Disk Fo "ファイル管理方法に関する規約"を示す。CD-RO M, CD-R, CD-RW, DVD-Video, DVD-R OM, DVD-R, DVD-RAMM "ISO966 0"で規格化されたUDFフォーマットを採用してい rmat の略で、主にディスク状情報記憶媒体における <<<UDFの概要説明 (UDFとは何か) >>>

トディレクトリー (Root Directory) を親に持ち、ツリ 一状にファイルを管理する路層ファイルシステムを前提 【0073】ファイル管理方法としては基本的に ルー

System Specifications)に準拠したUDFフォーマッ トについての説明を行うが、この説明内容の多くの部分 【0074】ここでは主にDVD-RAM規格 (File はDVD-ROM規格内容とも一致している。 【0075】<<UDFの概要>>

データ"(File Data)と呼び、ファイルデータ単位で ルデータ毎に独自のファイル名が付加されている。共通 トリ名(フォルダー名)が付加される。更にその複数の <情報記憶媒体へのファイル情報記録内容>情報記憶媒 体に情報を記録する場合、情報のまとまりを"ファイル 記録を行う。他のファイルデータと観別するためファイ な情報内容を持つ複数ファイルデータ毎にグループ化す るとファイル管理とファイル検索が容易になる。この複 数ファイルデータ毎のグループを"ディレクトリ" (D **ぶ。各ディレクトリ(フォルダー)毎に独自のディレク** irectory)または"フォルダー" (Folder)と呼

・ファイルデータの保存場所(どのディレクトリの下に 記録するか)に関する情報をすべて情報記憶媒体上に記 ・ファイルデータに対応したファイル名 [0076] 情報を記録する場合には、 ・ファイルデータの情報内容そのもの

【0077】また各ディレクトリ(フォルダー)に対す

・各ディレクトリ (フォルダー) が属している位置 (そ の親となる上位ディレクトリ(上位フォルダー)の位 ・ディレクトリ名 (フォルダー名) 10

に関する情報もすべて情報記憶媒体上に記録されてい

情報を記録する場合にはこの論理セクタ単位で情報が記 記憶媒体上の全記線領域は2048Bytesを最小単 位とする論理セクタに分割され、全論理セクタには論理 セクタ番号が連番で付けられている。情報記憶媒体上に 録される。情報記憶媒体上での記録位置はこの情報を記 【0078】<情報記憶媒体上での情報記録形式>情報

20

セクタは特に"論理ブロック"とも呼ばれ、論理セクタ が設定されている。(論理ブロックの長さは論理セクタ 番号(LSN)に連動して論理プロック番号(LBN) 【0079】図27~図29に示すように ファイルス (File Data) 487 に関する情報が記録されている論理 トラクチャー (File Structure) 486とファイルデータ 録した論理セクタの論理セクタ番号で管理される。

【0080】<階層ファイルシステムを簡素化した一例

0におけるLLSNは、最後の論理セクタ番号 (Last L

30

と同様2048Bytesになつている。)また、図2

から構成される。情報記憶媒体上に記録してあるFileD (a) に示す。DVD-RAMでは、S軸ブロック(Se 理ブロック (論理セクタ) のかたまりを "Extent"と呼 めしたように逐次情報を読み取りながらその情報に示さ 理セクタ)サイズは2048バイトである。連続した論 または連続した論理ブロック(論理セクタ)のつながり る。1個のExtentは1個の論理プロック(論理セクタ) ataにアクセスするには図20に示すアクセス順路にし れたアドレス (AD(*), LAD(*)) へのアクセスを繰り返 >階層ファイルシステムを簡素化した一例を図20

【0082】1個のディスクドライブ (例えば1台のH [0081] UNIX (登録商標)、MacOS、MS -DOS、Windows (登録商標) 等ほとんどのO Sのファイル管理システムが図20(a)に示したよう なシリー状の階層構造を持つ。

ディレクトリ(フォルダー)を集めて、その上の階層の

グループとして上位のディレクトリ(上位フォルダー)

DDが複数のパーティションに区切られている場合には 各パーティション単位を示す)毎にその全体の親となる

y) 402 が属している。この SubDirectory 402 の中に 【0083】実際にはこの例に限らず Root Directory 101 の直接下に File Data 403 が存在したり、複数の JubDirectory 402 が直列につながった複雑な階層構造 (個の ルートディレクトリー (Root Directory) 401 が存在し、その下にサブディレクトリー (SubDirector ファイルデータ (File Data) 403 が存在している。 を持つ場合もある。

内容>ファイル管理情報は上述した論理ブロック単位で 記録される。各論理ブロック内に記録される内容は以下 【0084】<情報記憶媒体上ファイル管理情報の記録 の通りである。

【0085】・ファイルに関する情報を示す記述文 F ID(File Identifier Descriptor) ファイルの種類やファイル名 (Root Directory 名、Su -タ内容や、Directory の中味の記録場所を示す記述文 (つまり数当ファイルに対応した以下に説明する FE 【0086】FIDの中にそれに続く File Data のデ bDirectory 名、FileData 名など)を記述している。

【0087】・ファイル中味の記録位置を示す記述文F E (File Entry)

) の記録位置も記述されている。

File Data のデータ内容や、Directory (SubDirectory など)の中味に関する情報が記録されている情報記憶 媒体上の位置(論理プロック番号)などを記述してい

船述内容の抜粋は図24に示し、その詳細な説明は<< の抜粋を図25に示した。またその詳細の説明は<<Fi [0088] File Identifier Descriptor の記述内容 le identifier Descriptor>>で行う。File Entry の File Entry>>で行う。

30

【0089】情報記憶媒体上の記録位置を示す記述文は ートアロケーションディスクリプター (Short Allocati <Long Allocation Descriptor>arnothing Short Allocation (Long Allocation Descriptor) と図22に示す ショ on Descriptor)を使っている。それぞれの詳細説明は 図21に示す ロングアロケーションディスクリプター Descriptor>で行う。

構造の情報を情報記憶媒体に記録した時の記録内容を図 【0090】例として図20 (a) のファイルシステム 20 (b) に示す。図20 (b) の記録内容は以下の通

[0091]・鼈埋プロック番号"1"の論理ブロック に Root Directory 401 の中味が示されている。 [0092] 図20 (a) の例では Root Directory 40 に Root Directory 401 自身の情報を File Identifier に関する情報が File Identifier Descriptor 文 404で 記載している。また図示して無いが同一論理ブロック内 Root Directory 401 の中味として Sub Directory 402 | の中には Sub Directory402 のみが入っているので、

特開2003-114817

8

Descriptor 文で並記して有る。

味が何処に記録されているかを示す File Entry 文 405 ック) が Long Allocation Descriptor 文で記載 (LAD [0093] この Sub Directory 402 の File Identif の記録位置(図20(b)の例では2番目の論理プロ ier Descriptor 文 404 中に Sub Directory 402 の中

【0094】・論理ブロック番号"2"の論理ブロック に Sub Directory 402 の中味が記録されている位置を 示す File Entry 文 405 が記録されている。 10

(2) している。

【0095】図20 (a) の例では Sub Directory 402 Directory 402 の中味として実質的には File Data 403 に関する情報が記述されている File Identifier Desc の中には File Data 403 のみが入っているので、Sub riptor 文 406 の記録位置を示す事になる。

criptor 文で3番目の論理プロックに SubDirectory 40 [0096] File Entry 文中の Short Allocation Des 2 の中味が記録されている事 (AD(3)) が記述されて

【0097】・論理プロック番号"3"の論理プロック に Sub Directory 402 の中味が記録されている。

【0098】図20 (a) の倒では Sub Directory 402 情報が File Identifier Descriptor 文 406 で記載 されている。また図示して無いが同一論理ブロック内に Sub Directory402 自身の情報も File Identifier Des の中には File Data 403 のみが入っているので、Sub Directory 402 の中味として File Data 403 に関する criptor 文で並記して有る。

容が何処に記録されている位置を示す File Entry 文 4 【0099】File Data 403 に関する File Identifier Descriptor 文 406の中にそのFile Data 403の内 07の記録位置(図20(b)の例では4番目の論理プロ ックに記録されている)がLong Allocation Descriptor 文で記載 (LAD(4)) されている。

【0100】・論理ブロック番号"4"の論理ブロック に File Data 403 内容408、409が記録されている位置 を示す File Entry 文 407 が記録されている。

【0101】File Entry 文 407 内の Short Allocatio 目と6番目の論理ブロックに記録している事が記述 (A n Descriptor 文で File Data 403内容408、409が5番 D(5), AD(6)) されている。 9

[0102]・S語理ブロック番号"5"の論理ブロック [0103]・論理ブロック番号"6"の論理プロック に File Data 403 内容情報(a)408が記録されている。 に File Data 403 内容情報(b)409が記録されている。 【0104】<図20 (b) 情報に沿った File Data

tor 404、406 と File Entry 405、407 には、それに統 >"で簡単に説明したように File Identifier Descrip "<情報記憶媒体上のファイルシステム情報記録内容

-8-

20

-7-

20

でまとめる事が出来る。ここではファイルデータとディ レクトリ(フォルダー)を総称してファイル(File)

6

て有る論理プロック番号に従って情報記憶媒体上の論理 る。 Root Directory から階層を下りながら SubDirect ory を経由して File Data へ到達するのと同様に、 Fi ブロック内の情報を順次再生しながらFile Data のデー le Identifier Descriptor と File Entry 内に記述し く情報が記述して有る論理プロック番号が記述して有 タ内容へアクセスする。

目の論理プロック情報を読む。File Data 403 は Sub D **論理ブロックへ移動する。3番目の論理ブロックでは F** 従い4番目の論理ブロックへ移動すると、そこには1個 ブロック情報の中から Sub Directory 402 の File Ide 後、それに従って2番目の論理プロック情報を読む。2 番目の論理ブロックには1個の File Entry 女しか記述 Descriptor 406 を探し、LAD(4)を読み取る。LAD(4) に のFile Entry 文 407 しか記述してないので、AD(5) と は"<UDFの各記述文 (Descriptor)の具体的内容 【0105】 つまり図20(b)に示した情報に対して 【0106】AD (*)、LAD (*) の内容について irectory 402 の中に存在しているので、1番目の論理 File Data 403 ヘアクセスするには、まず始めに1番 してないので、その中の AD(3) を読み取り、3番目の ile Data 403 に関して記述して有る File Identifier AD(6) を読み取り、File Data 403 の内容が記録して ntifier Descriptor 404 を探し、LAD(2)を読み取った 有る論理ブロック番号(5番目と6番目)を見付ける。 説明>"で詳細に説明する。

[0107] <<UDFの特徴>>

<UDF特徴説明>以下にHDDやFDD、MOなどで 使われているFATとの比較によりUDFの特徴を説明

【0108】1)(最小論理ブロックサイズ、最小論理 セクタサイズなどの)最小単位が大きく、記録すべき情 報量の多い映像情報や音楽情報の記録に向く。

【0109】FATの論理セクタサイズが512Byt esに対して、UDFの論理セクタ (プロック) サイズ

はファイル管理情報をディスク上の任意の位置に分散記 【0110】2) FATはファイルの情報記憶媒体への **憶媒体上で局所的に集中記録されるのに対し、UDFで** 割り当て管理表 (File Allocation Table) が情報記 は2048Bytesと大きくなっている。

【0111】UDFではファイル管理情報やファイルデ **一タに関するディスク上での記録位置は論理セクタ (ブ** ロック)番号として Allocation Descriptor に記述さ

20 【0112】FATではファイル管理領域(File Allo 途〕に適している。(集中箇所に記録されているので管 cation Table)で集中管理されているため頻繁にファ イル構造の変更が必要な用途〔主に頻繁な書き換え用 理情報を書き換え易いため。)またファイル管理情報 -6-

失まっているので記録媒体の高い信頼性 (欠陥領域が少 (File Allocation Table) の記録場所はあらかじめ

【0113】UDFではファイル管理情報が分散配置さ れているので、ファイル構造の大幅な変更が少なく、略 後から新たなファイル構造を付け足して行く用途〔主に 追記用途〕に適している。 (追記時には以前のファイル 管理情報に対する変更箇所が少ないため。)また分散さ れたファイル管理情報の記録位置を任意に指定できるの 層の下の部分 (主に Root Directory より下の部分) で、先天的な欠陥箇所を避けて記録する事が出来る。

るので全ファイル管理情報を一箇所に集めて記録し上記 FATの利点も出せるので、より汎用性の高いファイル 【0114】ファイル管理情報を任意の位置に記録でき システムと考えることが出来る。

[0115] <<<UDFの各記述文 (Descriptor) の具体的内容説明>>>

<<論理ブロック番号の記述文>>

<Allocation Descriptor>

ile Entry などの一部に含まれ、その後に続く情報が記 をAllocation Descriptorと呼ぶ。 Allocation Descrip tor には以下に示すLong Allocation Descriptor と Sh >" に示したように File Identifier Descriptor や F 録されている位置(論理ブロック番号)を示した記述文 "<情報記憶媒体上のファイルシステム情報記録内容 ort Allocation Descriptor が有る。

[0116] < Long Allocation Descriptor>

図21に示すように

・Extent の長さ 410 … 論理ブロック数を 4 Bytes

・Extent の位置 411 … 該当する論理ブロック番号

・Implementation Use 412 … 演算処理に利用する情 を 4Bytes で表示

報で 8Bytes で表示などから構成される。

[0117] ここの説明文では記述を簡素化して"LA

[O 1 1 8] <Short Allocation Descriptor> D (論理ブロック番号)"で記述する。 図22に示すように ・Extent の長さ 410 … 論理ブロック数を 4.Bytes や表示

40

… 該当する論理プロック番号 Extent の位置 411 を 4Bytes で表示

[0119] ここの説明文では記述を簡素化して"AD のみで構成される。

(論理プロック番号)"で記述する。

記述し、それを並べる記述文で、SpaceTable (図27~ 分布"をExtent年に Short Allocation Descriptor で 図29参照) に用いられる。具体的な内容としては以 [0 1 2 0] <<Unallocated Space Entry>>⊠2 3 に示すように情報記憶媒体上の"未記録状態の Extent

7に示すものが記述されている。

[0121] • Descriptor lag 413 … 記述内容の職

・I C B Tag 414 … ファイルタイプを示す 明子を表し、この場合は"263"

[0122]・Allocation Descriptors 列の全長 415 [ype=5 は File Data を表している。 … 4Bytes で総 Bytes 数を示す。

Entry を意味し、File Type=4 は Directory、File

ICB Tag 内の File Type=1 は Unallocated Space

"<情報記憶媒体上のファイルシステム情報記録内容 [0123] <<File Entry>>

>"で説明した記述文であり、図24に示すように以下 に示すものが記述されている。

[0124]・Descriptor Tag 417 … 記述内容の識 別子を表し、この場合は"261"

・I C B Tag 418 … ファイルタイプを示す → 内

可情報を示す。主にファイルのセキュリティー確保を目 ・Permissions 419 … ユーザ別の記録・再生・削除許 容は前述の I C B Tag 414と同じ

[0125] • Allocation Descriptors 420 … 該当 ファイルの中味が記録して有る位置をExtent 毎にShort Allocation Descriptor を並べて記述する。 的として使われる。

>"で説明したようにファイル情報を記述した記述文で あり、図25に示すように以下に示すものが記述されて "<情報記憶媒体上のファイルシステム情報記録内容 [0126] <<File Identifier Descriptor>>

・File Characteristics 422 … ファイルの種別を示 [0127] · Descriptor Tag 421 … 記述内容の轍 別子を表し、この場合は"257"

L. Parent Directory, Directory, File Data, 7σ [O 1 2 8] · Information Control Block 423 イル削除フラグのどれかを意味する。

このファイルに対応したFE位置がLong Allocation De [0129] · File Identifier 424 … ディレクト scriptor で記述されている。

criptor 全体の長さを調整するために付加されたダミー [0130] · Padding 437 ··· File Identifier Des 領域で、通常は全て"0"が記録されている。 り名またはファイル名。

【0131】<<<UDFに従って情報記憶媒体上に記 "<<UDFの概要>>"で示した内容について具体的 な例を用いて以下に詳細に説明する。 碌したファイル構造記述例>>>

イルシステム構造例を図26に示す。括弧内は Directo ry の中身に関する情報または File Data のデータ内容 が記録されている情報記憶媒体上の論理ブロック番号を 【0132】図20 (a) に対して、より一般的なファ

梅開2003-114817

9

【0133】図26のファイルシステム構造の情報をU DFフォーマットに従って情報記憶媒体上に記録した例 を図27~図29に示す。 【0134】情報記憶媒体上の未記録位置管理方法とし [0135] · Space Bitmap 方法 て次のようなものがある。

内記録領域の全論理プロックに対してビットマップ的に Unallocated Space Entry 471 の記述方式を用いて Sho Space Bitmap Descriptor 470 を用いた、情報記憶媒体 rt Allocation Descriptor の列記として未記録の全論 '記録済み"または"未記録"のフラグを立てる。 [0136] · Space Table 方法

【0137】本実施形態では説明上、わざと図27~図 使われる(情報記憶媒体上に記録される)ことはほとん 29に両方式を併記しているが、実際には両方が一緒に ど無く、どちらか一方のみ使われている。 理ブロック番号を記載している。

【0138】図27~図29に記述されている主な Des [0139] · Beginning Extended Area Descriptor 4 criptor の内容の概説は以下の通りである。

45 … Volume Recognition Sequenceの開始位置を示

・Volume Structure Descriptor 446 … Volume の内 容戴明を記述。

[0140]・Boot Descriptor 447 … ブート時の

448 … Volume Recognition Sequence の終了位置を [0141] • Terminating Extended Area Descriptor 心理内容を記述。

[0142]・Partition Descriptor 450 … パーテ 30

イション情報 (サイズなど) を示すDVD-RAMでは [0143] · Logical Volume Descriptor 454 1Volume 当たり1Partition を原則としている。

論理ボリュームの内容を記述している。

[O 1 4 4] · Anchor Volume Descriptor Pointer 458 … 情報記憶媒体記錄領域内でのMain Volume Descri ptor Sequence 449 E-Main Volume Descriptor Sequenc e 467の記録位置を示している。

確保するため、その間に全て"0"を記録した調整領域 … 特定の Descriptor を記録する論理セクタ番号を [0145] Reserved (all 00h bytes) 459 \sim 465 を持たせている。 40

[0146] . Reserve Volume Descriptor Sequence 4 67 … Main Volume Descriptor Sequence 449 に記録 された情報のバックアップ領域。

[0147] <<<再生時のファイルデータへのアクセ ス方法>>>図27~図29に示したファイルシステム 再生するための情報記憶媒体上のアクセス処理方法につ 情報を用いて例えば File Data H432 のデータ内容を

いて説明する。

20

【0148】1)情報記録再生装置起動時または情報記 簓媒体装着時のブート(Boot) 領域として Volume Re cognition Sequence 444 領域内の Boot Descriptor 44 7 の情報を再生に行く。Boot Descriptor 447 の記述内 容に沿ってブート (Boot) 時の処理が始まる。

【0149】2) 特に指定されたブート時の処理が無い 49 領域内の Logical Volume Descriptor 454 の情報を 場合には、始めに Main Volume Descriptor Sequence 4

[O 1 5 0] 3) Logical Volume Descriptor 454 $\varpi \oplus$ 位置を示す論理プロック番号が Long Allocation Descr 9の例ではLAD(100)から100番目の論理ブロッ り、そこに File Set Descriptor 472 が記録して有る iptor (図21) 形式で記述して有る。 (図27~図2 に Logical Volume Contents Use 455が韶述されてお クに記録して有る。)

Root Directory A 425 に関する File Entry が記録さ れている場所(論理ブロック番号)が Long Ailocation 4) 100番目の論理プロック (論理セクタ番号では3 図2 9 の例ではLAD(102)から102番目の論理ブ 172 を再生する。その中のRoot Directory ICB 473 に Descriptor (図21) 形式で記述して有る (図27~ 72番目になる) にアクセスし、File Set Descriptor ロックに記録して有る)。

[0151] 5) Root Directory ICB 473 @LAD(1 を再生し、Root Directory A 425 の中身に関する情報 が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む し、Root Directory A 425 に関するFile Entry 475 02)に従い、102番目の論理ブロックにアクセス (AD(103))

し、Root Directory A 425 の中身に関する情報を再生 の下に存在するので、Directory D 428 に関する F 【0152】6) 103番目の論理ブロックにアクセス する。File Data H 432 は Directory D 428 系列 ile identifier Descriptor を探し、Directory D 4 28 に関する File Entry が記録して有る論理ブロッ ク番号 (図27~図29には図示して無いがLAD(1 10)) を読み取る。

[0153]7)110番目の論理ブロックにアクセス 再生し、Directory D 428 の中身に関する情報が記 し、Directory D 428 に関するFile Entry 480 を 録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む(A

理プロック番号 (図27~図29には図示して無いがし する File Identifier Descriptor を探し、SubDirecto 【0154】8) 111番目の論理ブロックにアクセス し、Directory D 428 の中身に関する情報を再生す F 430 に関する File Entry が記録して有る論 る。File Data H 432 は SubDirectory F 430の 直接下に存在するので、SubDirectory F 430 に関

AD(112)) を読み取る。

段が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込 【0155】9) 112番目の論理ブロックにアクセス し、SubDirectory F 430 に関するFile Entry 482 を再生し、SubDirectory F 430 の中身に関する情 t (AD(113)) .

Descriptor を探す。そしてそこから File Data H 432 に関する File Entryが記録して有る論理ブロック番号 【0156】10)113番目の論理ブロックにアクセ スし、SubDirectory F 430 の中身に関する情報を 再生し、File Data H 432 に関する File Identifier (図27~図29には図示して無いがLAD(114)) を読み取る。

10

【0157】11) 114番目の論理ブロックにアクセ スし、File Data H 432 に関するFile Entry 484 を再 生し File Data H 432 のデータ内容 489 が記録さ れている位置を読み取る。

【0158】12) File Data H 432 に関する File E 報記憶媒体から情報を再生して File Data H 432 のデ ntry 484 内に記述されている論理ブロック番号順に情 **一夕内容 489 を読み取る。**

【0159】<<<特定のファイルデータ内容変更方法 で割り、変更後のデータを記録するのに論理プロックを 何個追加使用するかまたは何個不要になるかを事前に計 >>>図27~図29に示したファイルシステム情報を ータ内容の容量差を求め、その値を2048Bytes 用いて例えば File Data H432 のデータ内容を変更す る場合のアクセスも含めた処理方法について説明する。 【0160】1)File Data H 432 の変更前後でのデ 解したおく。

[0161] 2) 情報記録再生装置起動時または情報記 態媒体装着時のブート (Boot) 領域として Volume Re 7 の情報を再生に行く。Boot Descriptor 447 の記述内 cognition Sequence 444 領域内の Boot Descriptor 44 容に沿ってブート (Boot) 時の処理が始まる。

tition Header Descriptor とも呼ぶ) の中に Space Ta 報を読み取る。この PartitionContents Use 451 (Par 【0162】3)特に指定されたブート時の処理が無い 場合には、始めに Main Volume Descriptor Sequence 4 の中に記述して有る Partition Contents Use 451 の情 Space Table 位置は Unallocated Space Table 452 の 欄に Short Allocation Descriptor の形式が記述され 49 領域内の Partition Descriptor 450 を再生し、そ ble もしくは Space Bitmap の記録位置が示して有る。 の欄に Short Allocation Descriptor の形式で記述さ ている。 (図27~図29の倒ではAD(50)) また、 Space Bitmap 位置は Unallocated Space Bitmap 453 れている。(図27~図29の例ではAD(0)) 40

理ブロック番号 (0) ヘアクセスする。Space Bitmap D 4) 3) で読み取った Space Bitmap が記述して有る論

20

時開2003-114817 (12)

sscriptor 470 から Space Bitmap 情報を読み取り、未 ロックの使用を登録する (Space Bitmap Descriptor 4

記録の論理ブロックを探し、1)の計算結果分の論理ブ

論理プロック番号 (図27~図29には図示して無いが 関する File Identifier Descriptor を探し、SubDirec スし、Directory D 428 の中身に関する情報を再生 の直接下に存在するので、SubDirectory F 430 に tory F 430 に関する File Entry が記録して有る する。File Data H 432 は SubDirectory F 430 LAD(112)) を読み取る。

スし、SubDirectory F 430 に関する File Entry 4 【0170】12) 112番目の論理ブロックにアクセ 82 を再生し、SubDirectory F 430 の中身に関する 情報が記録されている位置(論理プロック番号)を読み 込む (AD(113))。

471から未記録の論理ブロックを探し、1)の計算結果

分の論理ブロックの使用を登録する (Space Table 情

実際の処理は"4)"か"4')" のうちのどちらかー

服の書き換え処理)

fable が記述して有る論理ブロック番号(50)ヘアク セスする。Space Table の USE(AD(*), AD(*), …, AD(*))

【0163】4') もしくは、3)で読み取った Space

60 情報の書き換え処理)。

[0164] 5) 次に Main Volume Descriptor Sequen

ce 449 領域内の Logical Volume Descriptor 454 の情

[0165] 6) Logical Volume Descriptor 454 の中

Descriptor を探す。そしてそこから File Data H 432 に関する File Entryが記録して有る論理ブロック番号 【0171】13) 113番目の論理プロックにアクセ 再生し、File Data H 432 に関する File Identifier (図27~図29には図示して無いがLAD(114)) スし、SubDirectory F 430 の中身に関する情報を を読み取る。

スし、File Data H 432 に関するFile Entry 484 を再 【0172】14) 114番目の論理ブロックにアクセ 生し File Data H 432 のデータ内容 489 が記録さ れている位置を読み取る。

20

9の例ではLAD(100)から100番目の論理プロッ

7)100番目の論理プロック(論理セクタ番号では4

クに記録して有る。)

位置を示す論理プロック番号が Long Allocation Descr

り、そこに File Set Descriptor 472 が記録して有る

に Logical Volume Contents Use 455が記述されてお

|ptor (図21) 形式で記述して有る。 (図27~図2

ロック番号も加味して変更後の File Data H 432 のデ 【0173】15)4)か4')で追加登録した論理プ -タ内容489を記録する。

は SubDirectory F 430 を消去する方法について説 【0174】<<<特定のファイルデータ/ディレクト リ消去処理方法>>>例として File Data H 432 また 男する。

れている場所 (論理プロック番号) が Long Allocation

Descriptor (図21) 形式で記述して有る (図27~

図29の例ではLAD(102)から102番目の**編**理ブ

ロックに記録して有る)。

[0166] 8) Root Directory ICB 473 ØLAD(1

02)に従い、102番目の論理プロックにアクセス

Root Directory A 425 に関する File Entry が記録さ

172 を再生する。その中のRoot Directory ICB 473 に

00番目になる)にアクセスし、File Set Descriptor

【0175】1) 情報記録再生装置起動時または情報記 憶媒体装着時のブート (Boot) 領域として Volume Re cognition Sequence 444 領域内の Boot Descriptor 44 7 の情報を再生に行く。Boot Descriptor 447 の記述内 容に沿ってブート (Boot) 時の処理が始まる。

場合には、始めに Main Volume Descriptor Sequence 4 【0176】2)特に指定されたブート時の処理が無い 49 領域内の Logical Volume Descriptor 454 の情報を

が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む 【0167】9) 103番目の舗理ブロックにアクセス 再生する。File Data H 432 は Directory D 42 関する File Identifier Descriptor を探し、Director / D 428 に関する File Entry が記録して有る論理

(AD(103))

を再生し、Root Directory A 425 の中味に関する情報

し、Root Directory A 425 に関するFile Entry 475

再生する。

8 系列の下に存在するので、Directory D 428 に

し、Root Directory A 425 の中味に関する情報を

【0177】3)Logical Volume Descriptor 454 の中 位置を示す論理プロック番号が Long Allocation Descr 9の例ではLAD(100)から100番目の貓種プロッ り、そこに File Set Descriptor 472 が記録して有る iptor (図21) 形式で記述して有る。 (図21〜図2 に Logical Volume Contents Use 455が記述されてお クに記録して有る。) 40

4) 100番目の論理プロック (論理セクタ番号では4 を再生する。その中のRoot Directory 1GB 473 に Root Directory A 425 に関する File Entry が記録さ 00番目になる)にアクセスし、File Set Descriptor 20

【0169】11)111番目の論理プロックにアクセ

【0168】10)110番目の論理プロックにアクセ を再生し、Directory D 428 の中身に関する情報が

D(110)) を読み取る。

スし、Directory D 428 に関するFile Entry 480

記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む

プロック番号 (図27~図29には図示して無いがLA

れている場所(論理ブロック番号)が Long Allocation

Descriptor (図21) 形式で記述して有る (図27~

図29の例ではLAD(102)から102番目の編*用フ*

ロックに記録して有る)。

【0186】11) 114番目の輪理ブロックにアクセ スし、File Data H 432 に関するFile Entry 484 を再 生し File Data H 432 のデータ内容 489 が記録さ れている位置を読み取る。

が記録されていた論理ブロックを解放する(その論理ブ 以下の方法で File Data H 432 のデータ内容 489 【0187】File Data H 432 を消去する場合には、 ロックを未記録状態に登録する)。

> を再生し、Root Directory A 425 の中身に関する情報 が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む [0179] 6) 103番目の論理プロックにアクセス する。File Data H 432 は Directory D 428 系列

し、Root Directory A 425 に関するFile Entry 475

02)に従い、102番目の論理ブロックにアクセス

[0178] 5) Root Directory ICB 473 ØLAD(1

| の情報を読み取る。この Partition Contents Use 45 1 (Partition Header Descriptor とも呼ぶ)の中に S 【0188】12)次に Main Volume Descriptor Segu し、その中に記述して有る Partition Contents Use 45 ence 449 領域内の Partition Descriptor 450 を再生 pace Table もしくは Space Bitmap の記録位置が示し

> し、Root Directory A 425 の中身に関する情報を再生 の下に存在するので、Directory D 428 に関する F

(AD(103))。

ile Identifier Descriptor を探し、Directory D 4 28 に関する File Entry が記録して有る論理ブロッ

ク番号 (図27~図29には図示して無いがLAD(1

10)) を読み取る。

O)) また、Space Bitmap 位置は Unallocated Space B 【0189】Space Table 位置は Unallocated Space T itmap 453 の欄に Short Allocation Descriptor の形 able 452 の欄に Short AllocationDescriptor の形式 で記述されている。 (図27~図29の例ではAD(5 式で記述されている。(図27~図29の例ではAD 20

> 【0180】7) 110番目の論理ブロックにアクセス 再生し、Directory D 428 の中身に関する情報が記 **録されている位置(論理プロック番号)を読み込む(A**

し、Directory D 428 に関するFile Entry 480 を

13) 12) で読み取った Space Bitmap が記述して有 る論理ブロック番号 (0) ヘアクセスし、11) の結果 得られた"解放する論理ブロック番号"を SpaceBitmap Descriptor 470 に書き換える。

(e)

【0181】8) 111番目の論理プロックにアクセス し、Directory D 428 の中味に関する情報を再生す

5. File Data H 432 $\upmath{\mathbb{R}}$ SubDirectory F 4 3 0 $\upmath{\mathbb{C}}$

直接下に存在するので、SubDirectory F 430 に関

する File Identifier Descriptor を探す。

【0190】13') もしくは、12) で読み取った Sp アクセスし、11)の結果得られた"解放する論理ブロ ace Table が記述して有る論理プロック番号(50) ック番号"を Space Table に書き換える。

30

には、SubDirectory F 430 に関する File Identif

[0182] SubDirectory F 430 を消去する場合

(図25) に"ファイル削除フラグ"を立てる。SubDir

ier Descriptor ⋈⊘ File Characteristics 422

ectory F 430 に関する FileEntry が記録して有る **SMHブロック番号(図27~図29には図示して無いが** 【0183】9)112番目の論理プロックにアクセス

LAD(112)) を読み取る。

し、SubDirectory F 430 に関するFile Entry 482 を再生し、SubDirectory F 430 の中味に関する情

[0191] 実際の処理は"13)"か"13')"の うちのどちらか一方の処理を行う。

1 433 のデータ内容490 が記録されている位置を読 12) 10) ~11) と同じ手順を踏んで File Data [0192] File Data H 432 を消去する場合には、

1 (Partition Header Descriptor とも呼ぶ)の中に S し、その中に記述して有る Partition Contents Use 45 の情報を読み取る。この Partition Contents Use 45 [0193] 13) 次に Main Volume Descriptor Sequ ence 449 領域内の Partition Descriptor 450 を再生 pace Table もしくは Space Bitmap の記録位置が示し

> 報が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込 【0184】10)113番目の論理ブロックにアクセ

& (AD(113))

スし、SubDirectory F 430 の中珠に関する情報を 再生し、File Data H 432 に関する File Identifier

0)) また、Space Bitmap 位置は Unallocated Space B [0194] Space Table 位置は Unallocated Space I itmap 453 の欄に Short Allocation Descriptor の形 able 452 の欄に Short AllocationDescriptor の形式 で記述されている。(図27~図29の例ではAD(5 式で記述されている。(図27~図29の例ではAD

25

2)の結果得られた"解放する論理ブロック番号"を \$ 14) 13) で読み取った Space Bitmap が記述して有 る論理ブロック番号(0)~アクセスし、11)と1 pace Bitmap Descriptor 470 に書き換える。 [0195] 14') もしくは、13) で読み取った Sp 10e Table が記述して有る論理プロック番号 (50) 〜 アクセスし、11)と12)の結果得られた"解放する 【0196】実際の処理は"14)"か"14')"の 論理ブロック番号"を Space Table に書き換える。

[0197] <<<ファイルデータ/ディレクトリの追 加処理>>>例として SubDirectory F 430 の下に 新たにファイルデータもしくはディレクトリを追加する 時のアクセス・追加処理方法について説明する。 うちのどちらか一方の処理を行う。

【0198】1)ファイルデータを追加する場合には追 48Bytesで割り、ファイルデータを追加するため 加するファイルデータ内容の容量を調べ、その値を20 に必要な論理ブロック数を計算しておく。

【0199】2) 情報記録再生装置起動時または情報記 徹媒体装着時のブート (Boot) 領域として Volume Re cognition Sequence 444 領域内の Boot Descriptor 44 7 の情報を再生に行く。Boot Descriptor 447 の記述内 【0200】3) 特に指定されたブート時の処理が無い 容に沿ってブート (Boot) 時の処理が始まる。

tition Header Descriptor とも呼ぶ) の中に Space Ta [0201] Space Table 位置は Unallocated Space I 0)) また、Space Bitmap 位置は Unallocated Space B 場合には、始めに Main Volume Descriptor Sequence 4 の中に記述して有る Partition Contents Use 451 の情 報を読み取る。この PartitionContents Use 451 (Par 49 領域内の Partition Descriptor 450 を再生し、そ able 452 の欄に Short AllocationDescriptor の形式 itmap 453 の機に Short Allocation Descriptor の形 ble もしくは Space Bitmap の記錄位置が示して有る。 で記述されている。(図27~図29の例ではAD(5 式で記述されている。(図27~図29の例ではAD

理ブロック番号 (0) ヘアクセスする。Space Bitmap D 4) 3) で読み取った Space Bitmap が記述して有る論 escriptor 470 から Space Bitmap 情報を読み取り、未 ロックの使用を登録する (Space Bitmap Descriptor 4 記録の論理プロックを探し、1)の計算結果分の論理プ 60 情報の書き換え処理)。

Table が記述して有る論理プロック番号(50)ヘアク セスする。Space Table の USE(AD(*), AD(*), …, AD(*)) 471から未記録の論理ブロックを探し、1)の計算結果 【0202】4') もしくは、3)で読み取った Space 分の論理ブロックの使用を登録する (Space Table 情 報の書き換え処理)実際の処理は"4)" カシ"4')"

のうちのどちらか一方の処理を行う。

特開2003-114817

2

【0203】5)次に Main Volume Descriptor Sequen se 449 領域内の Logical Volume Descriptor 454 の情 [0204] 6) Logical Volume Descriptor 454 の中 位置を示す論理プロック番号が Long Allocation Descr 9の例ではLAD(100)から100番目の論理プロッ り、そこに File Set Descriptor 472 が記録して有る iptor (図21) 形式で記述して有る。 (図27~図2 に Logical Volume Contents Use 455が記述されてお クに記録して有る。) 10

れている場所(論理ブロック番号)が Long Allocation Root Directory A 425 に関する File Entry が記録さ 図29の例ではLAD(102)から102番目の論理ブ 7)100番目の論理ブロック(論理セクタ番号では4 00番目になる) にアクセスし、File Set Descriptor 472 を再生する。その中のRoot Directory 108 473 に Descriptor (図21) 形式で記述して有る (図27~ ロックに記録して有る)。

を再生し、Root Directory A 425 の中身に関する情報 が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む [0205] 8) Root Directory ICB 473 ØLAD(1 し、Root Directory A 425 に関するFile Entry 475 02)に従い、102番目の論理プロックにアクセス (AD(103)) 。

20

[0206] 9) 103番目の論理ブロックにアクセス し、Root Directory A 425 の中身に関する情報を再生

[0207] Directory D 428 に関する File Iden tifier Descriptor を探し、Directory D 428 に関 する File Entry が記録して有る論理プロック番号 (図 27~図29には図示して無いがLAD(110)) を読

[0208] 10) 110番目の論理プロックにアクセ を再生し、Directory D 428 の中身に関する情報が スし、Directory D 428 に関するFile Entry 480 記録されている位置(論理ブロック番号)を読み込む

スし、Directory D 428 の中身に関する情報を再生 【0209】11)111番目の論理プロックにアクセ (AD(111)) 40

[0210] SubDirectory F 430 に関する File | dentifier Descriptor を探し、SubDirectory F 43 0 に関する File Entry が記録して有る論理ブロック 番号 (図27∼図29には図示して無いがLAD(11

スし、SubDirectory F 430 に関する File Entry 4 82 を再生し、SubDirectory F 430 の中身に関する 【0211】12) 112番目の論理プロックにアクセ 情報が記録されている位置(論理ブロック番号)を読み 20

20

ロック番号(図21~図29には図示して無いがLAD

ta H 432 に関する File Entryが記録して有る論理プ

ile Data H 432 に関する File Identifier Descripto

[0185] File Data H 432 を消去する場合には、F r 内の File Characteristics 422 (図25) に"フ ァイル削除フラグ"を立てる。さらにそこから File Da

込む (AD(113))

【0212】13) 113番目の論理プロックにアクセ に新たに追加するファイルデータもしくはディレクトリ ロック番号位置にアクセスし、新たに追加するファイル スし、SubDirectory F 430 の中身に関する情報内 【0213】14)4)または4')で登録した論理ブ のFileldentifier Descriptor を登録する。

【0214】15) 14) の File Entry 内の Short A Directory の File Identifier Descriptor もしくは追 ||location Descriptor に示した論理プロック番号位置 にアクセスし、追加するディレクトリに関する Parent 加するファイルデータのデータ内容を記録する。

10

データもしくはディレクトリに関する File Entry を記

【0215】続いて、映像情報の記録時の連続性及びC DAについて補足説明する。これらに関しては、特開2 000-112673に記載されている。

この記録時の連続性を阻害する理由の説明と、記録時の 【0216】映像情報は従来のコンピューター情報と異 なり、記録時の連続性の保証が必須条件となる。以下に 連続性を保証する方法について説明する。

20

一メモリ(半導体メモリ)に一時保管される。粗アクセ の記録位置へ到達すると、上記パッファーメモリに一時 保管された映像情報が光学ヘッドを経由して情報記憶媒 る。外部からバッファーメモリへ転送される映像情報の 転送レートの平均値をシステム転送レート(STR:Sy stem Transmission Rate) とここで定義する。一般には 物理転送レートPTRとシステム転送レートSTRとは 【0217】外部から送られてきた映像情報はバッファ スと密アクセス動作により光学ヘッドが情報記憶媒体上 体上に記録される。バッファーメモリから光学ヘッドへ 送られる映像情報の転送レートをここでは物理転送レー ト (PTR:PhysicalTransmission Rate) と定義す 異なる値になっている。

報を記録するには光学ヘッドの集光スポット位置を移動 は光学ヘッド全体を動かす粗アクセスを行い、微少距離 【0218】情報記憶媒体上の異なる場所に順次映像情 させるアクセス操作が必要となる。大きな移動に対して の移動にはレーザー光集光用の対物レンズのみを動かす 密アクセスを行う。

【0219】続いて、外部から転送されて来る映像情報 に対して光学ヘッドのアクセス制御を行いながら情報記 億媒体上の所定位置に順次映像情報を記録する場合のバ ッファーメモリ内に一時的に保存される映像情報量の時 間的推移を示す。一般にシステム転送レートSTRより の期間ではバッファーメモリ内に一時的に保存される映 像情報量は減少し続ける。バッファーメモリ内に一時保 管される映像情報量が"0"になる。その時には連続的 物理転送レートPTRの方が速いので映像情報記録時間

保管される事無くそのまま連続的に情報記憶媒体上に記 録され、バッファーメモリ内に一時的に保存される映像 青報量は"0"の状態のまま推移する。 [0220] 次に、それに続けて情報記憶媒体上の別位 置に映像情報を記録する場合には、記録動作に先立ち光 クセス期間として粗アクセス時間、密アクセス時間と情 学ヘッドのアクセス処理が実行される。光学ヘッドのア る。この期間は情報記憶媒体への記録処理が行われない 報記憶媒体の回転待ち時間の3種類の時間が必要とな ので、この期間の物理転送レートPTRは実質的に

"0"の状態になっている。それに反して外部からバッ ファーメモリへ送られる映像情報の平均システム転送レ ートSTRは不変に保たれるため、バッファーメモリ内 の映像情報一時保存量は増加の一途をたどる。

【0221】光学ヘッドのアクセスが完了し、再度情報 記憶媒体への記録処理を開始する(映像情報記録時間の 期間)とバッファーメモリ内の映像情報一時保存量はふ たたび減少する。この減少勾配は、

(平均システム転送レートSTR) - (物理転送レート PTR) 【0222】その後、情報記憶媒体上の記録位置の近傍 セス可能なので密アクセス時間と回転待ち時間のみが必 位置に再度アクセスする場合には密アクセスのみでアク 要となる。 [0223] このように連続記録を可能にする条件とし て"特定期間内のアクセス回数の上限値"で規定するこ とが出来る。以上は連続記録について説明したが、連続 再生を可能にする条件も上述した内容と類似の理由から "特定期間内のアクセス回数の上限値"で規定すること

回転待ち時間のみが連続して続く場合になる。この場合 の一時保管映像情報が満杯となり、新たに転送されて来 【0224】連続記録を絶対的に不可能にするアクセス 回数条件について説明する。最もアクセス頻度の高い場 合は映像情報記録時間が非常に短く、密アクセス時間と には物理転送レートPTRがどんなに早くても記録連続 性の確保が不可能になる。バッファーメモリの容量をB Mで表すと、BM÷STRの期間でバッファーメモリ内 た映像情報をバッファーメモリ内への一時保管が不可能 となる。その結果、バッファーメモリ内への一時保質が 【0225】映像情報記録時間とアクセス時間のバラン スが取れ、グローバルに見てバッファーメモリ内の一時 保管映像情報がほぼ一定に保たれている場合にはバッフ アーメモリ内の一時保管映像情報が溢れる事無く外部シ ステムから見た映像情報記録の連続性が確保される。各 租アクセス時間をSATi (対物レンズの Seek Access の平均粗アクセス時間を SATa、平均密アクセス時 なされなかった分の映像情報が連続記録出来なくなる。 lime) 、各密アクセス時間をJATI、n回アクセス後

(9)

特開2003-114817

e Motor Wait Fime)とし、n回アクセス後の平均回転 とする。また1回毎の回転待ち時間をMWTi (Spindl として求めた1回毎のアクセス後に情報記憶媒体上に映 間をJATaとし、各アクセスの映像情報記録時間を D 像情報を記録する平均的な映像情報記録時間をDWTa WTi (Data Write Time) 、n回アクセス後の平均値

【0226】 n 回アクセスした場合の全アクセス期間で の外部からバッファーメモリへ転送される映像情報デー 待ち時間をMWTa とする。

 $STR \times (\Sigma(SATi + JATi + MWTi)) STR \times n \times (SA$ 夕量は、

※バッファーメモリから情報記憶媒体へ転送された映像情 Ta + JATa + MWTa) (1)

報量は、 【0227】また、n回アクセスして映像情報記録時に※

(PTR-STR) XIDWTi (PTR-STR) Xn.DWTa (2)

★像情報記録時の連続性が確保される。

(3) の関係にあるときに、外部システム側から見た映★

[0229]

【0228】式(1)と式(2)との間で、下記式

(PTR-STR) ×n·DWTa≥ STR×n×(SATa+JATa+M

すなわち、 (PTR-STR) × DWTa≥ STR × (SATa+JA Ta+MWTa) (3)

☆Ta= SATa+JATa+MWTa (4) となる。従って、式 (3) は、 ここで1回のアクセスに必要な平均時間を Ta とする

(PTR-STR) × DWTa ≥STR × Ta (5)

◆す。一回のアクセス後に情報記憶媒体上に連続記録する データ領域が、上記したCDAである。(5)式から、 イズの下吸値に制限を加えて平均アクセス回数を減ら ◆ 【0230】一回のアクセス後に連続記録するデータサ

DWTa ≥ STR × Ta / (PTR-STR) (6)

で水まる。従って、式 (6) と式 (7) から、 *CDAS = DWTa × PTR [0231] CDAサイズを示すCDASは、

CDAS ≥ STR × PTR × Ta / (PTR-STR) (8) を得る。 となる。式(8)から連続記録を可能にするための C

30 【0232】粗アクセス、窓アクセスに必要な時間は情 DA サイズの下限値を規定できる。

範囲で種々に変形することが可能である。また、各実施

【0234】なお、本願発明は、上記実施形態に限定さ れるものではなく、実施段階ではその要旨を逸脱しない 形態は可能な限り適宜組み合わせて実施してもよく、そ の場合組み合わせた効果が得られる。更に、上記実施形 数の構成要件における適当な組み合わせにより種々の発 明が抽出され得る。例えば、実施形態に示される全構成 決しようとする課題の欄で述べた課題が解決でき、発明

盤には種々の段階の発明が含まれており、開示される複

要件からいくつかの構成要件が削除されても、発明が解

この構成要件が削除された構成が発明として抽出され得

4

の効果の欄で述べられている効果が得られる場合には、

[発明の効果] この発明によれば、複数のファイルシス

を仮定する。前述したように例えば MWTa 18ms 報記録再生装置の性能により大きく異なる。今仮に、 [0233] 2.6GB DVD-RAM 7tt, である。MPEG2の平均転送レートが、 PTR = 11.08Mbps (10)、JATa 5ms を計算に使う。 SATa 200 ms (9) STR 4Mbps (11)

SATa+JATa+MWTa = 1.5秒 (13) の場合には上記の数値を式(8)に代入すると、 CDAS ≥ 1.4Mbits (12) を得る。また別の見積もりとして、

となる。また縁再DVDの規格上では、MPEG2の最 CDAS ≥ 9.4Mbits (14) とした場合には式(8)から、 大転送レートとして、

以下になるように規定しているので、式 (15) の値を STR = 8Mbps (15) 式 (8) に代入すると、

テムの夫々の長所を生かすことが可能な情報記憶媒体及 [図1] CE環境に特化したファイルシステムとDVD び情報記録方法を提供できる。 【図面の簡単な説明】

で使用されているUDFとの間の共存方法を示す図であ 【図2】図1に示す共存方法において、UDF論理アド CDAS ≥ 43.2Mbits = 5.4 MBytes (16)

-15-

20

に転送されて来る映像情報はバッファーメモリ内に一時

20

レス空間上で各種ファイルの配置設定方法を比較した図 【図3】図1に示す共存方法において、UDF論理アド

【図19】Triggeェファイルで管理されるCE_ FILE_AREA. CEFのサイズ縮小処理を示すフ ローチャートである。 【図20】階層化されたファイルシステム構造と情報記 意媒体上へ記録された情報内容との間の基本的な関係の 概念を示した概念説明図である。

【図4】図1に示す共存方法において、UDF論理アド

レス空間上でのDVDオブジェクトファイルの配置設定

方法の一倒を示す図である。

レス空間上でのCE環境に特化したファイルシステム空

間を示すファイルの配置設定方法の一例を示す図であ

置を示す大きいサイズの記述文)の記述内容説明図であ [図21] Long Allocation Descriptor (Extentの位

10

【図5】図1に示す共存方法における各種ファイルと擬

[図6] CE_FILE_AREA. CEFのファイル

以ファイルを説明するための図である。

サイズの拡大(縮小)を説明するための図である。

【図7】 UDFによる従来のボリューム&ファイルスト

ラクチャーの読み出し手順を示すフローチャートであ

置を示す小さいサイズの記述文)の記述内容説明図であ [図22] Short Allocation Descriptor (Extentの位

[図23] Unallocated Space Entry (未記錄なExtent の情報記憶媒体上の位置に関する特設登録用の記述文) の記述内容説明図である。

位置の情報登録に関する記述文)の記述内容を一部抜粋 【図24】File Entry (File の属性と File の記録 した内容説明図である。

前と対応したFEの記録位置に関する記述文)の記述内 [図25] File Identifier Descriptor (File の名 容を一部抜粋した内容説明図である。

20

[図9] CE_FILE_AREA. CEFの割り当て

ーチャートがある。

ム&ファイルストラクチャーの読み出し手順を示すフロ

【図8】図1に示す共存方法を採用したときのボリュー

と、WRITE/READ処理方法を説明するための図 【図10】Triggerファイルのデータ構造の一例 [図11] TriggerファイルによりCEファイル

【図26】ファイルシステム構造の一例を示す図であ

Component File ICE

[図2]

- E

Subdirectory ICB

*ディスク(番組)30歳年

[図28] UDFに従って情報記憶媒体上にファイルシ 【図29】UDFに従って情報記憶媒体上にファイルシ 【図27】UDFに従って情報記憶媒体上にファイルシ ステムを記録した例を示す図の一部(その1)である。 ステムを記録した例を示す図の一部(その2)である。 ステムを記録した例を示す図の一部(その3)である。

【図12】 Triggerファイルの先頭セクタが読み

位置を確認する処理を示すフローチャートである。

を示す図である。

出せない場合の処理を示すフローチャートである。

【図13】Triggeェファイルを活用しCEファイ

ルを追加又は削除する処理を示すフローチャートであ

[符号の説明]

30

1001...DVD_RTAV Directories 1002 ... VR_MANGR, IFO

【図14】図1に示す共存方法を実現するためのシステ

【図15】図1に示す共存方法とは異なる共存方法を示 【図16】図15に示す共存方法におけるCE環境に特 化したファイルシステム空間上でのUDF 論理アドレス

ムの概略構成を示す図である。

004 ... VR_STILL. VRO 1003 ... VR_MOVIE. VRO

.005 ... VR_AUDIO, VRO

007 ... CE_FILE_AREA. CEF .006 ... VR_MANGR. BUP

2001 ... TOC_FILE. IFO 2002...AV_MANG.MNG

FILE_AREA. CEFへの記録処理を示すフロー

【図17】Triggerファイルで管理されるCE_

空間を示すファイル配置を示す図である。

FILE_AREA. CEFの追加処理を示すフローチ

【図18】Triggerファイルで管理されるCE_

2004 ... AV_FILE_01. MPG 40

2006 ... UDF_FILE_AREA. UDF

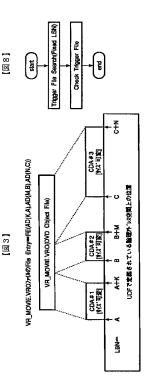
2005 ... AV_FILE_02. MPG

8

特開2003-114817

Logical Volume Integrity Sequence File Sat Descriptor Sequence Roat Directory ICB [図7] start 8 DVDで使用されている としてのUDF空間 [図1] 8 80 1007 98 // CE FILE AREA CEF VH_MOVIE.VRO DVD_HTAV Directories -1001 VR_MANGRIFO VR_AUDIO.VRO VR_MANGR.BUP VR_STILL.VRC

CE環境に特化したアイル XXX空間を表すアイル	4MB固定	常にCDA境界位置を 保持する	4MB固定 (CDA単位の解故)	nCDA==1Extent(n≧1) を整棒	CE_FILE_AREACEF		
DVD Object File	2MB以上の可変	境界位置を保持しない	2KB単位	1個以上のExteraで 1個のCDAを構成	VR_STILL VRO VR_STILL VRO VR_AUDIO: VRO		
PC Fiaと管理File	CDA設定権し 2KB単位で割り当て	CDA設定業し	2代8単位	CDA設定集し	VR_MANGR.IFO VR_MANGR.BUP		
比較項目	CDAサイズ (配験時の割り当て単位)	CDA復界位置の保持	部分消去時の解散れば	CDAとExtentの関係	図1での放送円6		



-18-

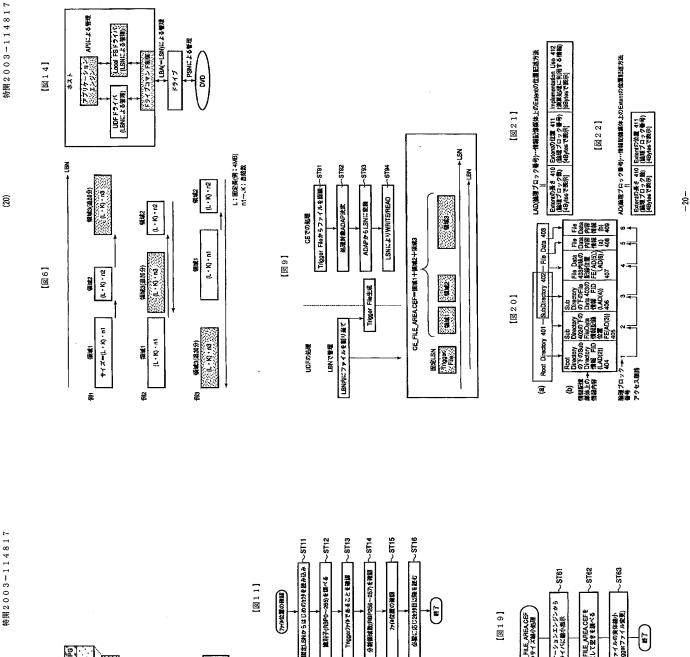
(19)

[図4]

/// Tod File IFO

CE環境に特化したアドタボス CE環境に移化したアイダンが 空間内での Allocation Teble 空間内でのTOC情報(AV旅位 の配路様域 アディルの管理情報)の記録報応

CE構造に存むしたデオが治改商 内でのAV版似アイMの記録領域



国定LSNからはじめのいりを読み込み

(アイがな悪の飛路

[図11]

E十5 F十5 F BDFで定義されている諸理が、い空間上の位置

Š

[82]

アイルヴで固定表CDAの選手位置を米に強保し固定接CDA単位でのアイルの当力と解放を行

| CDA#12 | CDA#13 | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] | [1/17] |

Trigger7ア/年であることを確認 第別子(RBP0~256)を調べる

Œ

DVD_RTAV3489'-

VR. MANGRIFO VR. MOVIEVRO CE. FILE, AREA CEF

アプリケーションコンジンショ UDFドライズに魅心指示

~ST51 |

アプリケーションHソジンをの DDFドウイズご当営施派

~ST34

温加が現

領域の造加部隊

[図19]

[図18]

[🛭 13]

TOC_FILE.IFO AV_FILE_01.MPG AV_FILE_02.MPG

CE_FILE_AREACEF

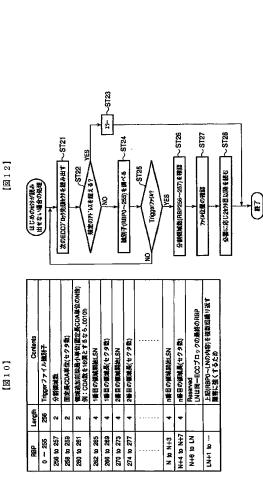
CE_FILE_AREA.CEFを 解釈して空きを調べる

~ST52 p

ファイルの実体核设 (Triggerファイル変更)

ファイルの実体線小 (Triggerファイル変更)

図16



光ディスク(情報記録媒体) DVDで使用されて いるファイルシステム としてのUDF空間 [図15] ,2002, //UDF FILE AREA UDF // AV_FILE_02.MPG AV_FILE_01.MPG AV_MANG.MNG TOC_FILE.IFO Other Files

[図24] 位 (情報記事業を上の管理) (プロック書号 参社ペイ列語する (AD(*),AD(*)…,AD(*)) USE(AD(*),AD(*)…AD(*)) …未記録なExtent検練用の記述文でSpace Tableとして用いられる Allocation Descriptors 各Extentの情報記憶媒体 [图23]

解記簿媒体上の職理) ロック番号 !ペで列記 (*),AD(*)…AD(*)) FE(AD[**,AD(*)...AD(*) …確層構造を持ったファイル機造内でのFIDで指定されたファイル の情報記者媒体上での記録位置を表示

CDA#21 CDA#22 CDA#23 CDA#23 CDA#26 CDA#28 CDA#28 CDA#29 P67 固定] P67 固定] P67 固定] P67 固定] CE環境に特化した7743元論理空間上の位置(建理空間上を固定CDA#は、で等分割する) VR_MOVIE.VRO雑乱77/4のFile Entry=FE(AD(K,A),AD(M,B),AD(N,C)) VH_MOVIE.VRQ(DVD Object 疑似 File) WSTRN-

Information File Padding Control Block Identifier ダミー はおした下のアケーン 独身 IGMを指揮 423 他ケンケール (300h) (LAD(*)) アータ佐 :ID(LAD(職選プロック番号)) ··File(Root Directory,SubDirectory,File Dataなど)の情報を表示

> スタートポイントセット ~ST42 未記録CDAを探す ~ST41

[図25]

[図17]

~ST46 過加的原 arファイル地類末)

Contanta 443

[図27]

NRS配路存置 DISCA機能用 Boot開始位置 VHS株子体制

Beginning Ext. Area Descr. 445

Terminating Ext. Area D. 448

Reserved 460 (all 00h bytes)

Boot Descriptor 447

L SubDirectory F — Parent 43q(113) SubDirectory G 51bDirectory G 543q(115) File Data H 422(115),(115) (117) Root Directory A — Parent Directory B — File Data C 425(103) | 426(105)

Space Bitmap の記録位置

Space Table の配路位置

Partition Descriptor 450 Partition Contents Use

[図26]

File Set Descriptorの 記録位置 Logical Volume
Descriptor 454
Logical Volume Cont.
Use 455
LAD(100) Reserved 461 (all 00h bytes) Archor Volume Descriptor Pointer 458 Unallocated Space Table 452 AD(50) Unallocated Space Bitmap 453 AD(0) 響 First Anchor Point 456 8 27 L File Date I 433(119),(120)

-22-

-21-

[828]

[図29]

1	16	l	- 1	_					1				
	Second Anchor Point 457		diam'r.	Volume	Sequence 487								
LLSN-271 ~LLSN-257	LLSN 256	LLSN-255	~[LSN-224	K27 ~	88			LLSN-207					
2000年 BBman 1000年 2000年 789年 790年 790年 790年 790年 790年 790年 790年 79													
A 記録文書 大記録文書 Extents — I	Root Direc FEの記録が		FTDs \$2\$40	8,0:FE位	FIDs EGS#	СОРЕФЕ	FileData(⊈	FIDs EDS	4	FIDS \$285	H,I:FEC	FileData(9	FileData位置
:-	425	2000年	Root Directory AFE (AD(103))475	A FID(LAD(104), LAD(110))476	Parent Direct. BFE(AD(105))477	B0)F1D(LAD(106))478	FE(AD(107)AD(108) AD(108))479	DirectoryD FE(AD(111))480	D FID(LAD(112), LAD(#LL))481	SubDirectoryF FE(AD(113))482	FID(LAD()LAD(114) LAD(118)483	FE(AD(115)AD(116) AD(117))484	I FE(AD(119),AD(120)) 485
Space Bilmap Describor													
8 ≀ 8	8	101	5	5	104	ş	106	110	111	112	113	114	380 118
3 ≀ ₹	372	373	374	375	376	377	378	382	383	384	385	386	380
	DU USE(AD(*),***・**・**・**・**・**・**・**・**・**・**・**・**	USE(N)(*),AD(*),	USE[AD(*),** ** ** ** ** * * * * * * * * * * *	USE(NJ(*), AD(*), XE(#AB#06 301-1179-1179-1179-1179-1179-1179-1179-11	100 100	USE[AD(#)AT(*) \$E(#)AT(#) \$E(#)AT(#)AT(#) \$E(#)AT(#)AT(#)AT(#) \$E(#)AT(#)AT(#)AT(#)AT(#)AT(#)AT(#)AT(#)AT	USE[AD(*)4/AC(*)*	USE AD T AD T AD T AD T AD T AD T T T T T T T T T T T T T	USE AC ** AC AC ** AC AC AC AC AC AC AC AC AC AC	USE[AD(19.4.AD(19.4	USE ADI 4 ADI 4	USE AC PLAN PLAN	105 105

Partition Contents Use Main Vornule Intelligence Space Table Describior Unallocated Space Bleman 453 Repeated Main Vornule 455 (all Oth byss)

Archor Volume
Descriptor Pother 458
Reserved 464
(all 00h bytes)
Partition Contents Use
451

File Data Cの情報 468
File Data Hの情報 489
File Data 1の情報 490
Reserved 463
(all 00h bytes)

フロントページの続き

(72) 発明者 三村 英紀 神奈川県川崎市幸区柳町70番地 株式会社 東芝柳町華業所内

F ターム(参考) 58082 EA01 JA01 5C052 AA04 AB09 CC06 5D044 AB05 AB07 BC02 CC04 DE03 5D090 AA01 CC14 GG21

-23-